

(19)

Europäisches Patentamt

European Patent Office

Office européen des brevets



(11)

EP 1 093 231 A1

(12)

DEMANDE DE BREVET EUROPEEN

(43) Date de publication:
18.04.2001 Bulletin 2001/16

(51) Int Cl.7: H03M 13/00, H03M 13/25

(21) Numéro de dépôt: 00402797.5

(22) Date de dépôt: 10.10.2000

(84) Etats contractants désignés:

AT BE CH CY DE DK ES FI FR GB GR IE IT LI LU
MC NL PT SE

Etats d'extension désignés:

AL LT LV MK RO SI

(30) Priorité: 12.10.1999 FR 9912710

(71) Demandeur: THOMSON-CSF
75008 Paris (FR)

(72) Inventeur: Laurent, Pierre-André,
Thomson-CSF P. I. Dept. Br.
94117 Arcueil Cedex (FR)

(54) Procédé de construction et de codage simple et systématique de codes Ldpc

(57) Le procédé permet la construction de codes LDPC comportant N symboles dont K libres chaque code étant défini par une matrice de contrôle A comportant $M=N-K$ lignes N colonnes et t symboles non nuls dans chaque colonne. Il consiste:

- à attribuer à toutes les lignes de la matrice de contrôle A un même nombre de symboles non nuls,
- à prendre comme nombre de symboles t un nombre

impair le plus petit possible,

- à définir les colonnes de façon que deux colonnes quelconques de la matrice de contrôle A n'aient au plus qu'une valeur commune non nulle,
- et à définir les lignes de façon que deux lignes de la matrice de contrôle A n'aient qu'une valeur commune non nulle.

Application: Transmissions radio.

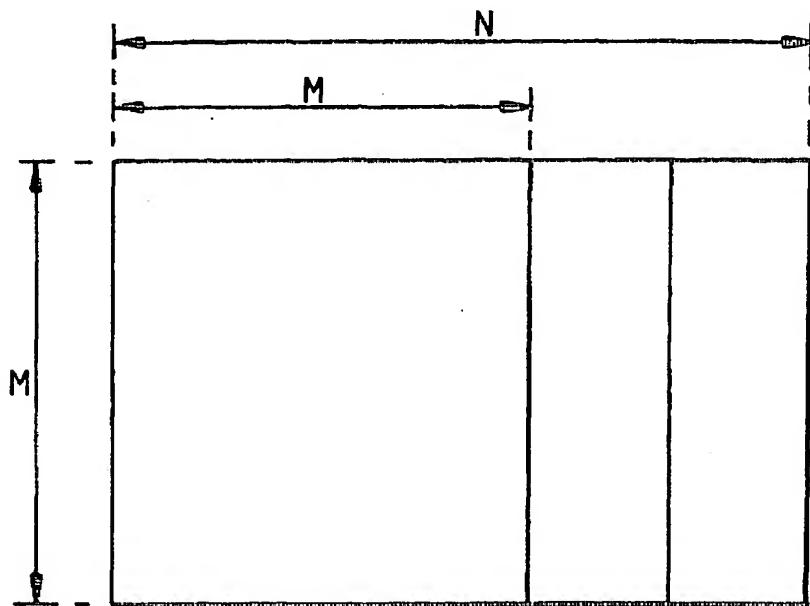


FIG.2

EP 1 093 231 A1

Description

[0001] La présente invention concerne un procédé de construction et de codage simple et systématique de codes connus sous l'abréviation anglo-saxonne LDPC de "Low Density Parity Check".

5 [0002] Les codes de Gallager, proposés vers 1963, sont à l'origine des codes LDPC actuellement envisagés comme alternative aux turbo-codes.

[0003] Un article publié dans la revue IEEE Transaction on Information Theory Vol 45 n°2 Mars 1999 de M J C MacKay ayant pour titre "Good Error Correcting Codes Based on very Sparse Matrices" présente des résultats intéressants concernant ces codes, en particulier le fait que:

10

- ce sont asymptotiquement pour des blocs de taille élevée de "très bons codes"
- le décodage pondéré ("soft decoding", ou "décodage souple") est facile à mettre en oeuvre.

[0004] Mais il n'existe pas de méthode autre qu'heuristique pour les construire.

15 [0005] Suivant cette technique de codage un code (N, K) comportant N symboles dont K libres est défini par sa matrice de contrôle de parité A, comportant $M = N - K$ lignes et N colonnes.

[0006] La matrice de contrôle A est caractérisée par sa faible "densité": il faut entendre par là qu'elle comporte un nombre réduit d'éléments non nuls.

20 [0007] Plus précisément, elle comporte exactement t symboles non nuls dans chaque colonne, tous les autres étant égaux à 0.

[0008] Si les symboles d'un mot de code sont notés c_i , $i = 0 \dots N-1$ et les éléments de la matrice de contrôle A_{ij} , le code satisfait $M = N - K$ relations de la forme :

$$\sum_{i=0 \dots N-1} A_{mi} c_i \text{ pour } m=0 \dots M-1$$

25 [0009] Les méthodes proposées par M J C MacKay consistent à bâtir une matrice A initiale à partir de matrices unité ou tridiagonales plus petites, puis à permutez leurs colonnes pour arriver au résultat souhaité. L'expérience montre cependant qu'il est difficile de satisfaire les différentes contraintes imposées pour leur construction.

30 [0010] Le but de l'invention est de pallier les inconvénients précités.

[0011] A cet effet l'invention a pour objet, un procédé de construction de codes LDPC comportant N symboles dont K libres chaque code étant défini par une matrice de contrôle A comportant $M=N-K$ lignes N colonnes et t symboles non nuls dans chaque colonne caractérisé en ce qu'il consiste :

35

- a - à attribuer à toutes les lignes de la matrice de contrôle A un même nombre de symboles " t " non nuls,
- b - à prendre comme nombre de symboles " t " un nombre impair le plus petit possible,
- c - à définir les colonnes de façon que deux colonnes quelconques de la matrice de contrôle A n'aient au plus qu'une valeur non nulle,
- d - et à définir les lignes de façon que deux lignes de la matrice de contrôle A n'aient qu'une valeur commune non nulle.

40 [0012] Le procédé selon l'invention a pour avantage qu'il permet de simplifier les algorithmes de codage et de décodage, en utilisant une matrice de contrôle A qui est la moins dense possible tout en donnant de bonnes performances pour une complexité raisonnable, la puissance de calcul nécessaire étant proportionnelle au nombre t . Dans la mesure où il y a peu d'erreurs, la contrainte "c" ci dessus permet à l'algorithme de décodage de toujours converger.

[0013] D'autres caractéristiques et avantages de l'invention apparaîtront à l'aide de la description qui suit faite en regard des dessins annexés qui représentent:

[0014] La figure 1 un tableau représentant une partition de la matrice de contrôle A.

50 [0015] Les figures 2 et 3 des groupements des m^2 sous matrices de gauche du tableau de la figure 1 en une sous matrice $M \times M$ et $n-m$ sous-matrices $M \times P$.

[0016] Les figures 4 et 5 une matrice de contrôle A obtenue respectivement selon une première et une deuxième variante d'exécution du procédé selon l'invention.

[0017] Les figures 6 à 9 une matrice de passage pour le calcul des symboles de redondance.

55 [0018] Pour la mise en oeuvre du procédé selon l'invention la matrice de contrôle, A, est subdivisée comme le montre la figure 1 en n sous-matrices de M lignes et P colonnes ou $m \times n$ sous-matrices carrées de P lignes et P colonnes telles que $N=nP$ et $M=mP$ et n et m premiers entre eux.

[0019] Les m^2 sous-matrices de gauche sont ensuite regroupées comme le montre la figure 2 en une sous-matrice $M \times M$ (ceci permettra de simplifier grandement l'algorithme de codage) et les autres en $n - m$ sous-matrices $M \times P$.

[0020] Le procédé de construction est décrit ci - après selon deux variantes, selon que m est égal à 1 ou t .

[0021] Les valeurs différentes de m ne sont pas à envisager ici, à cause de la condition "a" qui exige que tr soit entier. En effet, $tr = t N / M$, soit encore $t n / m$.

5 [0022] n et m étant premiers entre eux, m doit diviser t et ne peut donc être qu'égal à 1 ou t pour t premier et petit (vrai pour les faibles valeurs de t , à savoir 3, 5, 7).

[0023] Dans la première variante où $m = 1$ (codes de redondance $r / (r - 1)$), le procédé selon l'invention est valable pour les codes de taux de redondance N/K de la forme $r / (r - 1)$, où le nombre de symboles de redondance est exactement N / r (r entier). Dans ce cas, M est égal à P et le tableau de la figure 2 se résume au tableau de la figure 3. Le procédé consiste alors à chercher n séquences de longueur M comportant t "1" et $(M - t)$ "0".

10 [0024] Ces séquences notées ci-après $w[0..n-1]$, sont obtenues par :

- une autocorrélation cyclique égale à 0, 1, ou t (la séquence i décalée ne coïncide avec elle-même non décalée qu'en 0 ou 1 point) telle que pour tout $i = 0..n-1$:

15

$$\sum_{k=0..M-1} w[i][k] w[i][k] = t \text{ (par définition)}$$

$$\sum_{K=0..M-1} w[i][k] w[i][(k + p) \text{ modulo } M] = 0 \text{ ou } 1, \text{ pour } p = 1..M-1$$

20

- une intercorrélation cyclique égale à 0 ou 1 (la séquence i décalée ou non ne coïncide avec la séquence j qu'en 0 ou 1 point) telle que pour toute paire (i, j) où $i = 0..n-1$ et $j = 0..n-1$ sont différents :

25

$$\sum_{K=0..M-1} w[i][k] w[j][(k + p) \text{ modulo } M] = 0 \text{ ou } 1, \text{ pour } p = 0..M-1$$

[0025] L'algorithme de calcul des séquences w est très simple : il détermine successivement les positions $pos[0][0..t-1]$, $pos[1][0..t-1]$, ..., $pos[n-1][0..t-1]$, où ces séquences possèdent un "1", en commençant par $pos[x][0] = 0$, $pos[x][1] = 1$, ..., $pos[x][t-1] = t-1$, et en les modifiant pour satisfaire les conditions d'autocorrélation et intercorrélation.

30

[0026] Pour $t = 3$, les boucles de calcul mises en oeuvre sont montrées à l'annexe 1.

[0027] Cet algorithme échoue lorsque n est trop grand compte tenu de M : peu de "petits" codes sont trouvés, mais ceci est de peu d'importance car on cherche généralement des codes de grande taille ($N \gg 100$).

[0028] Les colonnes de la matrice A sont alors tout simplement les vecteurs w permutés circulairement :

35

- k ème sous-matrice ($k = 0..n-1$)
 $A[\text{ligne}][\text{colonne}] = w[k][(\text{ligne} - (\text{colonne} - k)P) \text{ modulo } M]$

Avec:

$$\begin{aligned} \text{ligne} &= 0..M-1 \\ \text{et colonne} &= kP..(k + 1)P - 1 \end{aligned}$$

40

[0029] Ainsi, chaque ligne de A comporte exactement t valeurs non nulles dans chacune des n sous-matrices, soit un total de $n = tr$.

[0030] Un exemple de matrice A , obtenue par ce procédé pour un code LDPC(75, 50, $t=3$, $tr=9$) de redondance 3 / 2 ($r = n = 3$) avec $P = 25$ est montré à la figure 4. Selon le tableau représenté on peut constater que:

45

$$\begin{aligned} w[0][i] &= 1 \text{ pour } i = 0, 1, 3 \\ w[1][i] &= 1 \text{ pour } i = 0, 4, 9 \\ w[2][i] &= 1 \text{ pour } i = 0, 6, 13 \end{aligned}$$

50

[0031] La construction proposée garantit que :

- chaque colonne comporte exactement t valeurs non nulles (par définition des w)
- chaque ligne comporte exactement tr valeurs non nulles (grâce aux propriétés d'autocorrélation et intercorrélation des w)
- toute paire de colonnes distinctes a au maximum une valeur non nulle commune (idem)
- toute paire de lignes distinctes a au maximum une valeur non nulle commune (idem)

[0032] Selon une deuxième variante inspirée de la précédente correspondant au cas où $m=t$ le procédé selon l'in-

EP 1 093 231 A1

vention recherche $n - m + 1$ séquences de longueur M comportant t "1" et $(M - t)$ "0", séquences notées $w[0..n-m]$.

[0033] La première séquence, $w[0]$ est obtenue par :

5 - une autocorrélation cyclique égale à 0, 1, ou t (la séquence 0 décalée ne coïncide avec elle-même non décalée qu'en 0 ou 1 point) telle que:

$$\sum_{k=0 \dots M-1} w[0][k] w[0][k] = t \text{ (par définition)}$$

10

$$\sum_{k=0 \dots M-1} w[0][k] w[0][(k + p) \bmod M] = 0 \text{ ou } 1, \text{ pour } p = 1..M-1$$

[0034] En fait, c'est la même définition que pour $m = 1$.

[0035] Les séquences suivantes, $w[1..n-m]$ sont obtenues par

15

- une autocorrélation cyclique égale à 0 ou t pour des décalages multiples de m (la séquence i décalée d'un multiple de m ne coïncide jamais avec elle-même non décalée) telle que:
pour tout $i = 1..n-m$:

20

$$\sum_{k=0 \dots M-1} w[i][k] w[i][k] = t \text{ (par définition)}$$

$$\sum_{k=0 \dots M-1} w[i][k] w[i][(k + p m) \bmod M] = 0, \text{ pour } p = 1..P-1$$

25

- par une intercorrélation cyclique égale à 0 ou 1 avec la séquence $w[0]$ (la séquence i décalée ou non ne coïncide avec la séquence 0 qu'en 0 ou 1 point) telle que:
pour tout $i = 1..n-m$:

30

$$\sum_{k=0 \dots M-1} w[i][k] w[0][(k + p m) \bmod M] = 0 \text{ ou } 1, \text{ pour } p = 0..M-1$$

35

- et par une intercorrélation cyclique avec les séquences $w[1..n-m]$ égale à 0 ou 1 pour des décalages multiples de m (la séquence i décalée ou non d'un multiple de m ne coïncide avec la séquence j qu'en 0 ou 1 point) telle que:
pour toute paire $\{i, j\}$ où $i = 1 \dots n-m$ et $j = 1 \dots n-m$ sont différents :

$$\sum_{k=0 \dots M-1} w[i][k] w[j][(k + p m) \bmod M] = 0 \text{ ou } 1, \text{ pour } p = 0..P-1$$

40

[0036] L'algorithme de calcul des séquences w est le même que précédemment. Seuls changent les critères d'autocorrélation et d'intercorrélation, celles-ci n'étant à vérifier que sur P points au lieu de M .

[0037] Les colonnes de la matrice A sont alors les vecteurs w permутés circulairement avec un pas égal à 1 ou m telles que:

45

- Sous-matrice $M \times M$ à gauche de A :
 $A[\text{ligne}][\text{colonne}] = w[0][(\text{ligne} - \text{colonne}) \bmod M]$
Avec:

ligne = 0...M-1

colonne = 0...M - 1

50

- Sous-matrices $M \times P$ suivantes (en nombre égal à $n - m$) pour $k = m \dots n-1$:
 $A[\text{ligne}][\text{colonne}] = w[k - m + 1][(\text{ligne} - m \text{ (colonne} - k P)) \bmod M]$
Avec:

ligne = 0...M-1

colonne = kP...(k + 1)P - 1

55

[0038] Ainsi, chaque ligne de A comporte exactement $m = t$ valeurs non nulles dans ses M premières colonnes, puis 1 valeur non nulle dans chacun des $n - m$ paquets de P colonnes successives, soit un total de n ou t .

[0039] Un exemple de matrice A, obtenu selon la deuxième variante du procédé selon l'invention est montré à la figure 5 pour un code LDPC(75, 30, t=3, tr=5) de redondance 5 / 2 (n = 5, m = 3) avec P = 15. On constate sur le tableau de la figure 5 que:

5 $w[0][i] = 1$ pour $i = 0, 1, 3$
 $w[1][i] = 1$ pour $i = 0, 4, 8$
 $w[2][i] = 1$ pour $i = 0, 5, 10$

10 [0040] Le procédé selon l'invention qui vient d'être décrit sous ses deux variantes conduit directement à un algorithme de codage de symboles de redondance Y_i et de symboles d'information X_i très simple.

[0041] Pour cela, il suffit de considérer que les symboles de redondance Y_i sont les M premiers symboles d'un mot de code, et les symboles libres X_i (information) sont les $N - M$ derniers.

[0042] Les équations que doivent vérifier tout mot de code peuvent donc être réécrites sous la forme :

15 $\sum_{i=0 \dots M-1} A_{mi} Y_i + \sum_{i=M \dots N-1} A_{mi} X_i = 0, \text{ pour } m=0 \dots M-1$

ou encore :

20 $\sum_{i=0 \dots M-1} A_{mi} Y_i = Z_m, \text{ pour } m=0 \dots M-1$

avec

25 $Z_m = - \sum_{i=M \dots N-1} A_{mi} X_i, \text{ pour } m=0 \dots M-1$

[0043] Le procédé consiste alors à calculer dans un premier temps les M quantités Z_m de la matrice de passage, et ensuite les symboles de redondance :

30 $Y_m = \sum_{i=0 \dots M-1} B_{mi} Z_i, \text{ pour } m=0 \dots M-1$

[0044] A titre d'exemple, pour le code LDPC(75, 50) les quantités Z_m sont calculés par le système d'équation défini par le tableau de la figure 6 qui, après résolution, se transforme en le tableau des symboles de redondance de la figure 7.

[0045] La matrice B d'élément générique B_{ij} est l'inverse de la partie gauche A_M (de dimension $M \times M$) de la matrice A . Elle a une forme très simple : par construction, toutes ses colonnes sont des permutations circulaires de la séquence $w[0][0 \dots M-1]$:

$$A_{ij} = w[0][(i - j) \text{ modulo } M], i=0 \dots M-1, j=0 \dots M-1$$

[0046] La matrice B comporte alors M lignes qui sont des permutations circulaires d'une ligne unique $b[0 \dots M-1]$, à savoir :

$$B_{ij} = b[(j - i) \text{ modulo } M]$$

B étant l'inverse de A_M , les coefficients b sont définis par :

45 $\sum_{i=0 \dots M-1} w[0][i] b[(i + k) \text{ modulo } M] = 1 \text{ si } k = 0, 0 \text{ si } k = 1 \dots M-1$

[0047] Par exemple, pour le code LDPC(75, 50), les coefficients de redondance Y_m sont calculés par le système d'équations défini par le tableau de la figure 8 qui après résolution se transforme en le tableau de la figure 9.

50 [0048] Cependant, il existe des cas où le calcul est impossible.

[0049] On peut en effet écrire les équations qui les définissent sous la forme :

$${}^t A_M \{b[0], b[1], \dots, b[M-1]\} = \{1, 0, 0, \dots, 0\}$$

[0050] La matrice ${}^t A_M$ est une matrice circulante, dont la première ligne est égale à $a[0 \dots M-1] = w[0]$.

[0051] Son déterminant est égal au produit de ses M valeurs propres $\lambda_0 \dots \lambda_{M-1}$.

55 [0052] La valeur propre est elle-même donnée par :

$$\lambda_k = \sum_{i=0 \dots M-1} a[i] \alpha_{ik}$$

où α est une racine 7ème de l'unité.

[0053] Par exemple:

5 - pour $w[0] = a[0...M-1] = \{1, 1, 0, 1, 0, 0, 0, \dots\}$
 - pour des codes binaires (on se situe dans le corps de Galois $CG(2)$ où l'addition est équivalente au OU EXCLUSIF (XOR) et la multiplication au ET logique)

on a :

10
$$\lambda_1 = 1 + \alpha + \alpha^3$$

[0054] Si M est multiple de 7, il se trouve que l'équation

15
$$1 + \alpha + \alpha^3 = 0$$

définit un corps de Galois où α est racine 7ème de l'unité (le polynôme $g(x) = 1 + x + x^3$ est irréductible et primitif dans $CG(2)$ et génère un corps de Galois $CG(2^3)$), ce qui signifie que $\lambda_1 = 0$.

20 [0055] Parmi les codes LDPC trouvés par l'algorithme proposé, il faut donc éliminer ceux où M est multiple de 7 si l'on garde ce $w[0]$ ci car :

25 - l'une des valeurs propres de A_M sera nulle
 - donc son déterminant sera nul
 - donc on ne pourra pas trouver de $b[i]$ convenables
 - donc on ne pourra pas effectuer le codage (calculer les Y_i)

[0056] D'une manière très générale, quel que soit le choix fait pour $w[0]$, il y aura des valeurs de M ne convenant pas car ne permettant pas de faire le codage.

30 [0057] On montre facilement (en factorisant $x^M - 1$ et $a(x) = \sum_{i=0}^{M-1} a[i] x^i$) que ces valeurs de M sont les multiples d'une valeur M_0 pour laquelle $a(x)$ divise $x^{M_0} - 1$.

[0058] Par exemple, pour des codes binaires avec $t = 3$:

35 - $w[0] = \{1, 1, 0, 1, \dots\}$
 - $w[0] = \{1, 0, 1, 1, \dots\}$

interdisent M multiple de 7 ($a(x)$ définit une racine 7ème de l'unité)

40 - $w[0] = \{1, 1, 0, 0, 1, \dots\}$
 - $w[0] = \{1, 0, 0, 1, 1, \dots\}$

interdisent M multiple de 15 ($a(x)$ définit une racine 15ème de l'unité)

45 - $w[0] = \{1, 0, 1, 0, 1, \dots\}$ n'est pas accepté (autocorrélation incorrecte)
 - $w[0] = \{1, 1, 0, 0, 1, \dots\}$
 - $w[0] = \{1, 0, 0, 0, 1, 1, \dots\}$

interdisent M multiple de 3 ($a(x)$ est multiple de $1 + x + x^2$ qui définit une racine 3ème de l'unité)

50 - $w[0] = \{1, 0, 1, 0, 0, 1, \dots\}$
 - $w[0] = \{1, 0, 0, 1, 0, 1, \dots\}$

interdisent M multiple de 31 ($a(x)$ définit une racine 31ème de l'unité)

[0059] Le calcul des coefficients $b[i]$ est effectué de la manière suivante:
 [0060] Pour une valeur de M non interdite, il existe un algorithme particulièrement simple de calcul des $b[i]$ à partir des $a[i]$ (ou $w[0][0...M-1]$). Cet algorithme repose sur l'observation que la série des $b[i]$, après périodisation et filtrage par un filtre à réponse impulsionnelle finie (RIF) $A(z)$ dont les coefficients sont les $a[M-1, M-2, \dots, 1, 0]$ doit donner la série $\{1, 0, 0, \dots\}$ périodisée. En fait, pour un code binaire utilisant l'un des $w[0]$ énumérés précédemment, cette série

est formée de la concaténation de séquences maximales (Maximal Length Sequences) de longueur 7 (ou 15 ou 31 ou 63).

[0061] On calcule donc la réponse impulsionnelle du filtre à réponse impulsionnelle infinie (RII) $1 / A(z)$ et on en extrait une tranche de longueur M qui, une fois périodisée, donne la série $\{1, 0, 0, \dots\}$ après filtrage par $A(z)$.

5 [0062] Par exemple, pour un code binaire avec $t = 3$ et pour lequel seuls $a[0]$, $a[k1]$ et $a[k2]$ ne sont pas nuls, un algorithme correspondant est fourni à l'annexe 2.

[0063] Dans un esprit de simplification pour ne pas effectuer le calcul précédent à chaque codage, l'algorithme de codage peut encore être défini par les $k2$ derniers éléments $b[M-k2...M-1]$ qui, par récurrence (filtrage par $1 / A(z)$) permettent de recalculer tous les autres.

10 [0064] Egalement comme la deuxième phase de l'algorithme de codage standard (calcul des Y à partir des Z) comporte en moyenne $M^2 / 2$ opérations, ce qui peut devenir important pour des codes conséquents : la complexité étant une fonction quadratique de la taille, et que de plus, il est nécessaire de stocker le tableau intermédiaire Z (M éléments) et connaître le tableau b (M éléments aussi) s'il n'est pas calculé sur place, cette partie de l'algorithme peut être modifiée pour n'utiliser que deux tableaux intermédiaires de très petite taille en réécrivant ainsi les équations donnant les Y de la façon montrée par le tableau de la figure 9 (exemple pour un code LDPC(75, 50)) :

[0065] Les $M - k2$ (pour $t = 3$) premières lignes sont les $M - k2$ dernières lignes du système d'équations donnant Y , avant résolution.

[0066] Les $k2$ dernières lignes sont les $k2$ dernières lignes du système d'équations donnant Y , après résolution.

[0067] Il suffit alors de calculer les Y dans l'ordre inverse, à savoir $Y[M-1], Y[M-2], \dots, Y[0]$.

20 [0068] Le nombre d'opérations à effectuer est alors en moyenne de $k2 M / 2$ (calcul de $Y[M-1] \dots Y[M-k2]$) suivi de $t(M - k2)$ (calcul de tous les autres) soit approximativement $(t + k2/2) M$: la complexité n'est plus qu'une fonction linéaire de la taille.

[0069] L'algorithme utilise $X[M...N]$ en entrée.

[0070] La partie basse de X ($X[0...M-1]$) est utilisée comme stockage temporaire pour les Z : $X[0...M-1]$ stocke Z $[k2...M-1, 0...k2-1]$ pour éviter un décalage circulaire en phase finale.

[0071] Les $b[i]$ sont calculés itérativement sur place, à partir des $b[M-k2...M-1]$.

[0072] Le code est défini par deux tableaux :

- le tableau $finB[0...k2-1]$ des $k2$ derniers éléments de b
- 30 - le tableau $pos[0...(n - m + 1)t]$ contenant les positions des éléments non nuls des séquences $w[0], w[1], \dots, w[n-m]$.

On utilise deux buffers internes de taille $k2$:

- $reg[0...k2-1]$ pour calculer les $b[i]$
- 35 - $temp[0...k2-1]$ pour stocker les valeurs intermédiaires de $Y[M-k2...M-1]$.

[0073] L'algorithme complet de codage rapide est alors celui montré à l'annexe 3.

[0074] Ces algorithmes sont très simples à mettre en oeuvre. Ils ont entre autre la caractéristique de définir un code par très peu de paramètres, à savoir les $(n - m + 1)(t - 1)$ positions non nulles des "1" dans les séquences w et 40 éventuellement $k2$ coefficients de codage. Même s'ils ne donnent pas tous les codes possibles répondant aux conditions a-d (par exemple, pas le code (150, 125) de redondance 6/5, qui nécessite $n=6$ séquences w de longueur $P=25$), ils en donnent suffisamment pour que, dans une application quelconque où N et K sont définis a priori, on puisse trouver soit

- 45 - un code (NLDPC, KLDPC) avec $NLDPC = N$ et $KLDPC = K$
- un code voisin (NLDPC+d, KLDPC+d), avec d faible, qui sera raccourci par non transmission de d symboles utiles mis arbitrairement à zéro.

[0075] Par exemple, pour obtenir un code de (N, K) redondance $5 / 3$ (taux 0.6), il suffit de partir d'un code (NLDPC+d, KLDPC+d) de redondance $8 / 5$ (taux 0.625) avec $d = NLDPC / 15$. Pour des valeurs de N inférieures ou égales à 500 et $t = 3$, il est possible de construire très rapidement 932 codes différents dont les redondances sont les suivantes (on s'est volontairement limité aux redondances comprises entre 4 et 8/7, et aux codes où $w[0] = \{1, 1, 0, 1, 0, 0, 0, \dots\}$ pour lesquels $k2 = 3$) :

55

$R = 4/1$	soit 4.000	(105 codes)
$R = 5/2$	soit 2.500	(82 codes)
$R = 6/3$ ou $2/1$	soit 2.000	(203 codes)

(suite)

5	R = 7/4	soit 1.750	(55 codes)
	R = 8/5	soit 1.600	(47 codes)
	R = 9/6 ou 3/2	soit 1.500	(124 codes)
	R = 10/7	soit 1.428	(34 codes)
	R = 11/8	soit 1.375	(28 codes)
	R = 12/9 ou 4/3	soit 1.333	(84 codes)
	R = 13/10	soit 1.300	(20 codes)
10	R = 14/11	soit 1.273	(17 codes)
	R = 15/12 ou 5/4	soit 1.250	(56 codes)
	R = 16/13	soit 1.231	(11 codes)
	R = 17/14	soit 1.214	(7 codes)
15	R = 18/15 ou 6/5	soit 1.200	(34 codes)
	R = 19/16	soit 1.187	(3 codes)
	R = 20/17	soit 1.176	(2 codes)
	R = 21/18 ou 7/6	soit 1.167	(17 codes)
20	R = 24/21 ou 8/7	soit 1.143	(3 codes)

[0076] De plus, toujours pour une valeur donnée de N inférieure ou égale à 500, il peut y avoir jusqu'à 12 codes différents (pour N = 480).

[0077] Par exemple, dès que N est multiple de 6 et supérieur ou égal à 288, il existe toujours trois codes de longueur N et de redondances 6/5, 3/2 et 2/1, par exemple LDPC(300, 250) + LDPC(300, 200) + LDPC(300, 150).

[0078] Ceci est très utile pour protéger efficacement un train binaire formé de trois trains binaires chacun de longueur N et de sensibilités différentes.

[0079] Bien entendu, il est toujours possible d'envisager de nombreuses variantes de ces algorithmes, comme par exemple une permutation aléatoire des lignes et/ou colonnes de la matrice A.

[0080] Il est aussi important de signaler que l'adaptation à des codes non binaires est particulièrement simple.

ANNEXE 1

```

35   for(x=0; x<n - m + 1; x++) {
        pos[x][0] = 0;
        for(pos[x][1]=pos[x][0]+1; pos[x][1]<M-1; pos[x][1]++) {
            for(pos[x][2]=pos[x][1]+1; pos[x][2]<M; pos[x][2]++) {
                (si les conditions ne sont pas satisfaites,
                 continuer
                 sinon, aller à ok)
            }
        }
        (arrêter : impossible de trouver un choix convenable
         pour pos[x][0...t-1])
50   ok;;
}

```

ANNEXE 2

(langage C : l'opérateur " \wedge " correspond au OU EXCLUSIF.

```

5      /* Initialisation du passe de b, de longueur M */
for(i=M-k2; i<M; i++)
    b[i] = 0;

10     /* Calcul de N valeurs successives de la
        reponse impulsionale de 1/A(z) */
b[0] = 1;
for(i=1; i<k2; i++)
    b[i] = b[(i+M-(k2-k1)) % M]  $\wedge$  b[(i+M-k2) % M];
for(i=k2; i<M; i++)
    b[i] = b[i-(k2-k1)]  $\wedge$  b[i-k2];

20     /* S'arranger pour qu'il n'y ait qu'un 1
        dans les k2 dernieres positions de b filtre par A(z) */

25     weight = 0; /* tout sauf 1 */

30     while(weight != 1) {

35         /* Decaler d'un cran */
for(i=1; i<M; i++)
    b[i-1] = b[i];
b[M-1] = b[M-1-(k2-k1)]  $\wedge$  b[M-1-k2];
40         /* Verifier */
weight = 0;
for(i=M-k2; i<M; i++) {
    char sum = b[i]  $\wedge$  b[(i+k1) % M]  $\wedge$  b[(i+k2) % M];
    if(sum) {
        shift = M - i;
        weight++;
    }
}
50
}

```

```
5      /* Cas particulier ou M est interdit */
      if(weight == 0)
          return(M_FORBIDDEN);
      }

10     /* decalage circulaire final a droite :
      b[i] = b[(i - shift) % M] */
      for(dec=0; dec < shift; dec++) {
      15       char temp = b[M-1];
      for(i=M-1; i>0; i--)
          b[i] = b[i - 1];
      20       b[0] = temp;
      }

25     return(OK);
      }

30

35

40

45

50

55
```

ANNEXE 3

5

(langage C) :

10

/* Phase 1 : calcul des M parties intermediaires z.
 Ces parties sont calculees en lisant les colonnes successives de la
 matrice de codage, a savoir A[*][M], ..., A[*][N]
 Elles sont mises en tete de x a titre temporaire */

15

20

```
#define z x
for(i=0; i<M; i++)
  z[i] = 0;
```

25

```
/* Boucle sur les n-m sous-matrices a la droite de A */
c0 = M;
c1 = c0 + P;
```

30

```
for(k = 1; k <= n - m; k++) {
  offset = 0;
  for(c = c0; c < c1; c++) {
    if(x[c] != 0)
      for(i=0; i<t; i++) {
```

35

/* p devrait etre offset + pos[i].

On le decremente de k2 pour eviter

40

le decalage

45

du tableau z avant la phase 3 */

p = offset + pos[k*t + i] - k2;

if(p < 0)

z[p + M] = z[p + M] ^ 1;

else

if(p < M)

z[p] = z[p] ^ 1;

else

z[p - M] = z[p - M] ^ 1;

50

55

```

        }
        offset = offset + m;
5
    }
    c0 = c1;
    c1 = c1 + P;
10
}

/* Phase 2 : calcul des k2 derniers symboles de parité */
15
ixb0 = M - 1 - k2;

/* 1 : initialisation des k2 derniers éléments de y
20
temp[0...k2-1] = y[M-1, M-2, ...M-k2] */
for(k=0; k<k2; k++)
    temp[k] = 0;

25
/* 2 : recopie des k2 derniers éléments de b
reg[0...k2-1] = b[M-k2...M-1] */
for(i=0; i<k2; i++)
    reg[i] = finB[i];

30

/* 3 : calcul itératif des k2 derniers symboles */
for(i=0; i < M; i++) {
35
    /* b[i] = {1 0 0 ...} ^ b[i-(k2-k1)] ^ b[i-k2]
    avec b[i-k2]...b[i-1] = reg[0...t2-1]
    */
    On doit vérifier :
40
    b[-k2] + b[k1-k2] + b[0] = 0
    ...
45
    b[-2] + b[k1-2] + b[k2-2] = 0
    b[-1] + b[k1-1] + b[k2-1] = 0
    b[0] + b[k1] + b[k2] = 1
    b[1] + b[1+k1] + b[1+k2] = 0
    ...
50
    ...
    if(i == k2)
        input = 1;
55
}

```

```

        else
            input = 0;
5           bi = input ^ reg[0] ^ reg[k1];
           for(k=1; k<k2; k++)
               reg[k - 1] = reg[k];
10          reg[k2 - 1] = bi;

           if(bi != 0)
15          for(k=0; k<k2; k++)
              if(z[(ixb0 - k + M) % M] != 0)
                  temp[k] = temp[k] ^ 1;
20          ixb0 = ixb0 + 1;
              if(ixb0 == M)
                  ixb0 = 0;
25          }

/* 4 : Les z ont deja ete decalés à gauche pour
   éviter l'écrasement. Sinon, il faudrait faire :
30
for(k=0; k<M - k2; k++)
    z[k] = z[k + k2];
35
Recopie de temp à la fin de y */
#define y x
40
for(k=0; k<k2; k++)
    y[M - 1 - k] = temp[k];

/* Phase 3 : calcul de y[M-k2-1, M-k2-2, ..., 0]
45
y[k + k2 - k2] + y[k + k2 - k1] + y[k + k2 - 0] + z[k + k2] = 0
y[k] va en x[k]
z[k + k2] est en x[k]
50
Donc :
x[k + k2 - k2] + x[k + k2 - k1] + x[k + k2 - 0] + x[k] = 0
Soit :
55
x[k + k2 - k2] = -(x[k + k2 - k1] + x[k + k2] + x[k])

```

```

*/  

for(k = M - k2 - 1; k >= 0; k--)  

  y[k] = y[k + k2 - k1] ^ y[k + k2] ^ z[k];

```

10

Revendications

1. Procédé de construction de codes LDPC pour la protection de trains binaires d'information, chaque train étant composé de N symboles décomposés en N-M symboles d'informations utiles X_i et M symboles d'informations de redondance Y_m , chaque code étant défini par une matrice de contrôle A comportant M=N-K lignes de N colonnes et t symboles non nuls dans chaque colonne, caractérisé en ce qu'il consiste :

- à attribuer à toutes les lignes de la matrice de contrôle A un même nombre de symboles non nuls,
- à prendre comme nombre de symboles t un nombre impair le plus petit possible,
- à définir les colonnes de façon que deux colonnes quelconques de la matrice de contrôle A n'aient au plus qu'une valeur non nulle,
- et à définir les lignes de façon que deux lignes de la matrice de contrôle A n'aient qu'une valeur commune non nulle.

25

2. Procédé selon la revendication 1 caractérisé en ce qu'il consiste:

- à subdiviser la matrice de contrôle A de M lignes et N colonnes en n sous matrice de M lignes et P colonnes pour former n sous matrices de P lignes et P colonnes et à regrouper les m^2 sous matrices de gauche en une sous matrice MxM et les autres en n-m sous matrice MxP,
- et à déterminer Mxn séquences de vecteurs colonne $w[0...n-1]$ de longueur M comportant t valeurs non nulles et (M-t) valeurs nulles en effectuant une autocorrélation et une intercorrélation cyclique des vecteurs colonne w.

3. Procédé selon la revendication 1 caractérisé en ce qu'il consiste :

- à subdiviser la matrice de contrôle A de M lignes et N colonnes en n sous matrices de M lignes et P colonnes pour former nxm sous matrices de P lignes et P colonnes et à regrouper les m^2 sous matrices de gauche en une sous matrice MxM et les autres en n-m sous matrice MxP,

- à déterminer n-m+1 séquences de vecteurs colonnes $w[0...n-m]$ de longueur M comportant t valeurs non nulles et (M-t) valeurs nulles,
- la première séquence $w[0]$ étant obtenue par autocorrélation cyclique égale à 0, 1, ou à la valeur t de façon que la séquence $w[0]$ décalée ne coïncide avec elle-même non décalée qu'en 0 ou 1 point,
- les n-m séquences suivantes $w[i][k]$ étant obtenues :

45

- par une autocorrélation cyclique de valeur nulle ou égale à la valeur t de façon que la valeur de la séquence $w[i]$ décalée d'un multiple de m ne coïncide jamais avec elle-même non décalée, et par une intercorrélation cyclique
- et par une intercorrélation cyclique de valeur nulle ou 1 avec les séquences $w[1...n-m]$ pour des décalages multiples de m de façon que une séquence i décalée ou non d'un multiple de m ne coïncide avec la séquence j qu'en 0 ou 1 point.

50

4. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 4 caractérisé en ce qu'il consiste à déterminer pour le codage d'informations utiles X_i , une matrice de passage Z_m égale au produit de la matrice de contrôle A par un vecteur colonne représentant N-M symboles d'information X_i et à adjoindre aux symboles d'information des symboles de redondance Y_m obtenus en résultat du produit de la matrice de passage Z_m par une matrice B égale à l'inverse de la partie de dimension MxM de la matrice de contrôle A.

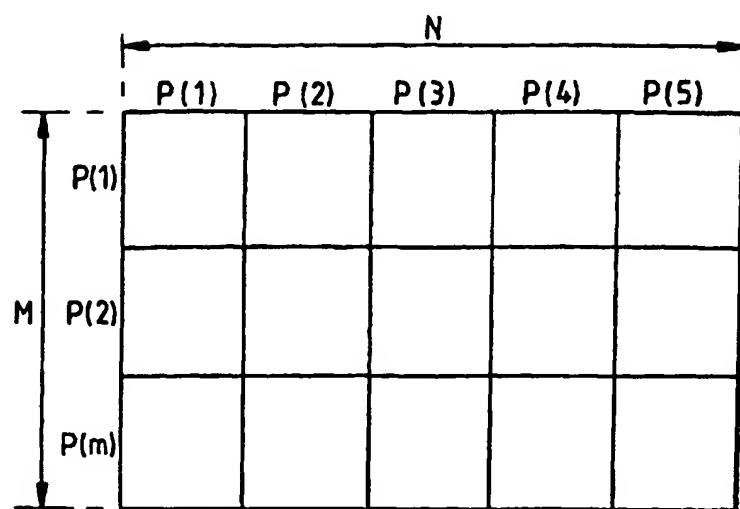


FIG.1

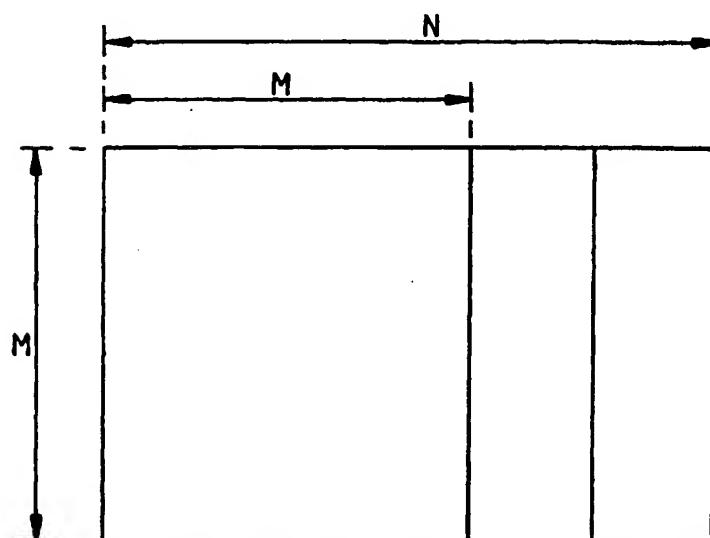


FIG.2

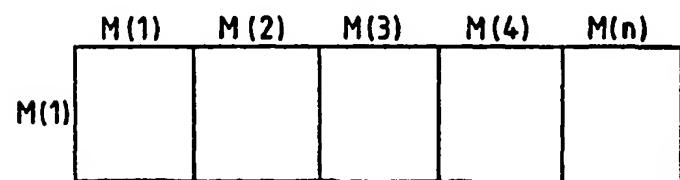


FIG.3

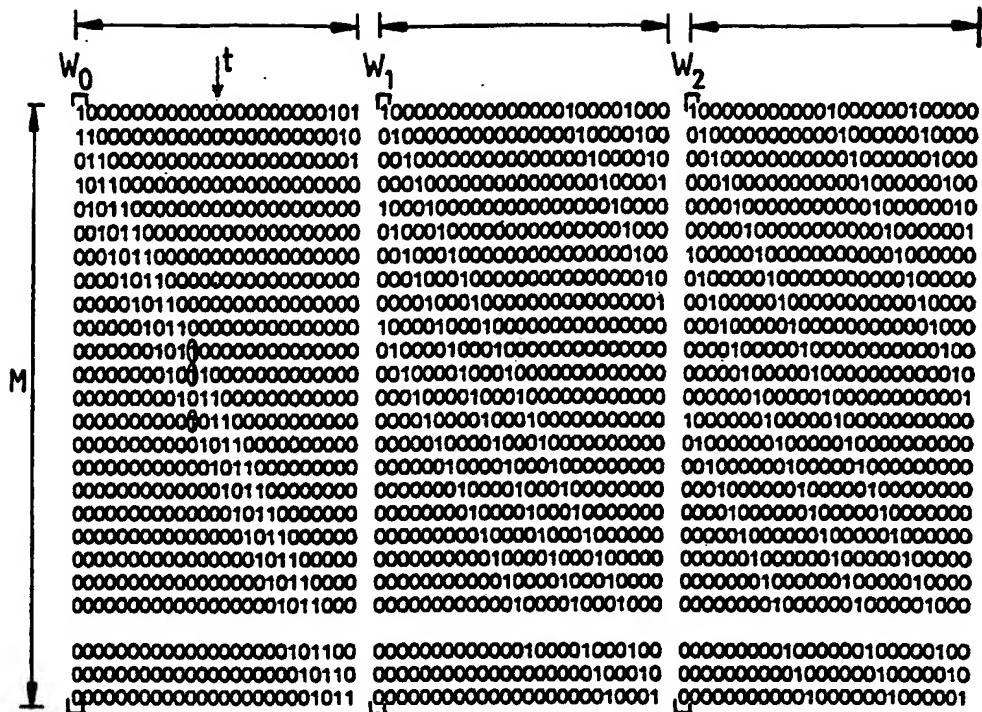


FIG.4.

FIG. 5

FIG. 6

FIG. 7

FIG.8

FIG. 9



Office européen
des brevets

RAPPORT DE RECHERCHE EUROPEENNE

Numéro de la demande
EP 00 40.2797

DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS			
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes	Revendication concernée	CLASSEMENT DE LA DEMANDE (Int.Cl.7)
D, A	MACKAY D J C: "Good error-correcting codes based on very sparse matrices" IEEE TRANSACTIONS ON INFORMATION THEORY, MARCH 1999, IEEE, USA, vol. 45, no. 2, pages 399-431, XP002143042 ISSN: 0018-9448 * le document en entier * ---	1-4	H03M13/25
A	LI PING ET AL: "Low density parity check codes with semi-random parity check matrix" ELECTRONICS LETTERS, 7 JAN. 1999, IEE, UK, vol. 35, no. 1, pages 38-39, XP002143043 ISSN: 0013-5194 * le document en entier * ---	1-4	
A	PENG X - H ET AL: "EFFICIENT PERMUTATION CRITERION FOR OBTAINING MINIMAL TRELLIS OF A BLOCK CODE" ELECTRONICS LETTERS, GB, IEE STEVENAGE, vol. 32, no. 11, 23 mai 1996 (1996-05-23), pages 983-984, XP000599121 ISSN: 0013-5194 * le document en entier * ---	1-4	DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHES (Int.Cl.7) H03M
A	BOUTROS J ET AL: "Generalized low density (Tanner) codes" 1999 IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS (CAT. NO. 99CH36311), 1999 IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, VANCOUVER, BC, CANADA, 6-10 JUNE 1999, pages 441-445 vol.1, XP002143044 1999, Piscataway, NJ, USA, USA ISBN: 0-7803-5284-X * le document en entier * ---	1-4 -/-	
Le présent rapport a été établi pour toutes les revendications			
lieu de la recherche	Date d'achèvement de la recherche	Examinateur	
LA HAYE	1 février 2001	Barel-Faucheux, C	
CATÉGORIE DES DOCUMENTS CITÉS			
X : particulièrement pertinent à lui seul	T : théorie ou principe à la base de l'invention		
Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie	E : document de brevet antérieur, mais publié à la date de dépôt ou après cette date		
A : améne-plan technologique	D : cité dans la demande		
O : divulgation non-écrite	L : cité pour d'autres raisons		
P : document intercalaire	& : membre de la même famille, document correspondant		



Office européen
des brevets

RAPPORT DE RECHERCHE EUROPEENNE

Numéro de la demande
EP 00 40 2797

DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS									
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes	Revendication concernée	CLASSEMENT DE LA DEMANDE (Int.Cl.7)						
A	US 5 537 427 A (CHEN CHIN-LONG) 16 juillet 1996 (1996-07-16) * le document en entier *	1-4							
A	RICHARD E. BLAHUT: "Theory and practice of error control codes ISBN: 0-201-10102-5" mai 1984 (1984-05) , ADDISON-WESLEY , UNITED STATES XP002143045 * page 47 - page 49 *	1-4							

DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHES (Int.Cl.7)									

<p>Le présent rapport a été établi pour toutes les revendications</p> <table border="1" style="width: 100%; border-collapse: collapse;"> <tr> <td style="width: 33%;">Lieu de la recherche</td> <td style="width: 33%;">Date d'achèvement de la recherche</td> <td style="width: 33%;">Examinateur</td> </tr> <tr> <td>LA HAYE</td> <td>1 février 2001</td> <td>Barel-Faucheux, C</td> </tr> </table> <p>CATEGORIE DES DOCUMENTS CITES</p> <p>X : particulièrement pertinent à lui seul Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie A : arrête-plan technologique O : divulgation non-écrite P : document intercalaire</p> <p>T : théorie ou principe à la base de l'invention E : document de brevet antérieur, mais publié à la date de dépôt ou après cette date D : cité dans la demande L : cité pour d'autres raisons & : membre de la même famille, document correspondant</p>				Lieu de la recherche	Date d'achèvement de la recherche	Examinateur	LA HAYE	1 février 2001	Barel-Faucheux, C
Lieu de la recherche	Date d'achèvement de la recherche	Examinateur							
LA HAYE	1 février 2001	Barel-Faucheux, C							

ANNEXE AU RAPPORT DE RECHERCHE EUROPEENNE
RELATIF A LA DEMANDE DE BREVET EUROPEEN NO.

EP 00 40 2797

La présente annexe indique les membres de la famille de brevets relatifs aux documents brevets cités dans le rapport de recherche européenne visé ci-dessus.

Lesdits membres sont contenus au fichier informatique de l'Office européen des brevets à la date du

Les renseignements fournis sont donnés à titre indicatif et n'engagent pas la responsabilité de l'Office européen des brevets.

01-02-2001

Document brevet cité au rapport de recherche	Date de publication	Membre(s) de la famille de brevet(s)	Date de publication
US 5537427 A	16-07-1996	US 5537423 A	16-07-1996

EPO FORM P0480

Pour tout renseignement concernant cette annexe : voir Journal Officiel de l'Office européen des brevets, No.12/82